

Introduction to Algorithms

Chapter 4. Divide & Conquer

Dr. He Emil Huang (黄河)

SCHOOL OF COMPUTER SCIENCE AND TECHNOLOGY
Soochow University

E-mail: huangh@suda.edu.cn

1

凡治众必治寡，分数是也。

释义：

——孙子兵法

指挥大部队战斗与指挥小分队战斗基本原理是一样的，掌握部队建制规模及其相应的名称不同这个特点就行了

分数：部队的编制



2

与课本对应关系

教材 Chapter 4 & Chapter 7

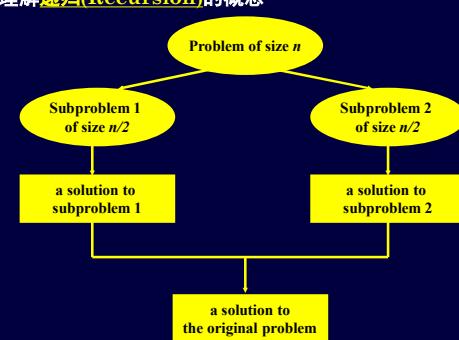
Chapter 4. 分治策略

Chapter 7. Quick Sort

3

■ Main Topics:

◆ 理解递归(Recursion)的概念



■ Main Topics (Cont.):

- ◆ 掌握设计有效的分治策略算法及时间性能分析 (本章重点讨论)
 - 而时间性能分析其实就是有效分治策略算法设计的依据
- ◆ 通过下面的范例学习分治策略设计技巧
 - ①二分搜索技术(Binary Search);
 - ②归并排序和快速排序(Merge Sort & Quick Sort);
 - ③大整数乘法;
 - ④Strassen矩阵乘法;
 - ⑤最近点对问题 Closest pairwise points;
 - ⑥Convex Hull Finding Problem;

5

递归式与分治法

- 直接或间接地调用自身的算法称为递归算法。用函数自身给出定义的函数称为递归函数；
- 由分治法产生的子问题往往是原问题的较小模式，这就为使用递归技术提供了方便。在这种情况下，反复应用分治手段，可以使子问题与原问题类型一致而其规模却不断缩小，最终使子问题缩小至很容易直接求出其解的程度时终止。这自然导致递归过程的产生；
- 分治与递归像一对孪生兄弟，经常同时应用在算法设计之中，并由此产生许多高效算法。

Now, we will give some recursion instances in the following part.

5

递归式和分治法

■ 例1. Def. of factorial function

阶乘函数可递归地定义为：

$$n! = \begin{cases} 1 & n = 0 \\ n(n-1)! & n > 0 \end{cases}$$

边界条件
递归方程

■ 边界条件与递归方程是递归函数的两个要素，递归函数只有具备了这两个要素，才能在有限次计算后得出结果。

递归式和分治法

■ 例2 Fibonacci数列

无穷数列1, 1, 2, 3, 5, 8, 13, 21, 34, 55, ……，称为Fibonacci数列。它可以递归地定义为：

$$F(n) = \begin{cases} 1 & n = 0 \\ 1 & n = 1 \\ F(n-1) + F(n-2) & n > 1 \end{cases}$$

边界条件
递归方程

第n个Fibonacci数可递归地计算如下：

```
int Fibonacci (int n){  
    if (n <= 1) return 1;  
    return Fibonacci(n-1) + Fibonacci(n-2);  
}
```

Asymptotically upper bound?

递归式和分治法

■ 例2 Fibonacci数列

除了直接递归以外的另4种求解方案：

方法1：用户自定义一个栈，模拟系统递归调用工作栈

方法2：递推关系式的优化 时间O(n), 空间O(n)

方法3：求解通项公式 时间O(1)

方法4：分治策略 时间O(log₂n)

Non-recursive Fibonacci Iterative Function

```
int Fibonacci (int n){  
    /* fibonacci: iterative version */  
    int last_but_one; // second previous Fibonacci number,  $F_{i-2}$   
    int last_value; // previous Fibonacci number,  $F_{i-1}$   
    int current; // current Fibonacci number  $F_i$   
    if (n <= 0) return 0;  
    else if (n == 1) return 1;  
    else {  
        last_but_one = 0;  
        last_value = 1;  
        for (int i = 2; i <= n; i++) {  
            current = last_but_one + last_value;  
            last_but_one = last_value;  
            last_value = current;  
        }  
        return current;  
    }  
}
```

递归式和分治法

例1, 2中的函数都可以找到相应的非递归方式定义：

$$n! = 1 \cdot 2 \cdot 3 \cdots (n-1) \cdot n$$

$$F(n) = \frac{1}{\sqrt{5}} \left(\left(\frac{1+\sqrt{5}}{2} \right)^{n+1} - \left(\frac{1-\sqrt{5}}{2} \right)^{n+1} \right)$$

下例中的Ackerman函数却无法找到非递归的定义

递归式和分治法

■ 例3 Ackerman函数

当一个函数及它的一个变量是由函数自身定义时，称这个函数是双递归函数。

Ackerman函数A(n, m)定义如下(双变量函数)：

$$\begin{cases} A(1,0) = 2 \\ A(0,m) = 1 & m \geq 0 \\ A(n,0) = n+2 & n \geq 2 \\ A(n,m) = A(A(n-1,m),m-1) & n, m \geq 1 \end{cases}$$

递归式和分治法

■ 例3 Ackerman函数

$A(n,m)$ 的自变量m的每一个值都定义了一个单变量函数：

- ❖ m=0时, $A(n,0)=n+2$
- ❖ m=1时, $A(n,1)=A(A(n-1,1),0)=A(n-1,1)+2$, 和 $A(1,1)=2$ 故 $A(n,1)=2^n$
- ❖ m=2时, $A(n,2)=A(A(n-1,2),1)=2A(n-1,2)$, 和 $A(1,2)=A(A(0,2),1)=A(1,1)=2$, 故 $A(n,2)=2^n$
- ❖ m=3时, 类似的可以推出...
- ❖ m=4时, $A(n,4)$ 的增长速度非常快, 以至于没有适当的数学式子来表示这一函数。

递归式和分治法

■ 例3 Ackerman函数

- ❖ 定义单变量的Ackerman函数 $A(n)$ 为, $A(n)=A(n,n)$ 。
- ❖ 定义其拟逆函数 $a(n)$ 为： $a(n)=\min\{k|A(k)\geq n\}$ 。即 $a(n)$ 是使 $n\leq A(k)$ 成立的最小的k值。
- ❖ $a(n)$ 在复杂度分析中常遇到。对于通常所见到的正整数n, 有 $a(n)\leq 4$ 。但在理论上 $a(n)$ 没有上界, 随着n的增加, 它以难以想象的慢速度趋向正无穷大。

递归式和分治法

■ 例4 排列问题

有些问题表面上不是递归定义的, 但可通过分析, 抽象出递归的定义
设计一个递归算法生成n个元素 $\{r_1, r_2, \dots, r_n\}$ 的全排列。

设 $R=\{r_1, r_2, \dots, r_n\}$ 是要进行排列的n个元素, $R_i=R-\{r_i\}$ 。

集合X中元素的全排列记为 $\text{perm}(X)$ 。

$\text{perm}(X)(r_i)$ 表示在全排列 $\text{perm}(X)$ 的每一个排列后加上后缀得到的排列。

R 的全排列可归纳定义如下：

当 $n=1$ 时, $\text{perm}(R)=(r)$, 其中r是集合R中唯一的元素;

当 $n>1$ 时, $\text{perm}(R)$ 由 $\text{perm}(R_n)(r_n)$, $\text{perm}(R_{n-1})(r_{n-1})$, ..., $\text{perm}(R_1)(r_1)$ 构成。

例4：写一个就地生成n个元素 a_1, a_2, \dots, a_n 全排列 ($n!$) 的算法, 要求算法终止时保持 a_1, a_2, \dots, a_n 原状

解：设 $A[0..n-1]$ 基类型为char, “就地”不允许使用A以外的数组

① 生成 a_1, a_2, \dots, a_n 全排列 $\Rightarrow n$ 个子问题

求 $n-1$ 个元素的全排列 + n^{th} 个元素

1 st 子问题	a_1, a_2, \dots, a_{n-1}	$a_n //$
2 nd 子问题	a_1, \dots, a_{n-2}, a_n	$a_{n-1} // A[n-2] \square A[n-1]$
3 rd 子问题	$a_1, \dots, a_{n-3}, a_{n-1}$	$a_{n-2} // A[n-3] \square A[n-1]$
n^{th} 子问题	a_n, a_2, \dots, a_{n-1}	$a_1 // A[0] \square A[n-1]$

② 递归终结分支

当 $n=1$ 时, 一个元素全排列只有一种, 即为本身。实际上无须进一步递归, 可直接打印输出A

16

③ 算法：以 $A[0..7]$ 为例

```
void permute (char A[], int n) { //外部调用时令 n=7
    if (n==0)
        print (A); // 打印A[0...7]
    else {
        permute(A,n-1); //求A[0..n-1]的全部排列。1st子问题不用交换
        for (i=n-1; i>=0; i--) {
            Swap(A[i], A[n]); // 交换ai和an内容, 说明为引用
            permute(A,n-1); // 求A[0..n-1]全排列
            Swap(A[i], A[n]); //交换, 恢复原状
        } //endfor
    } //endif
}
```

时间：

$O(2^n) < n! < O(n^n)$ 所以实验时, n不能太大

17

递归式和分治法

■ 例5 整数划分问题

将正整数n表示成一系列正整数之和： $n=n_1+n_2+\dots+n_k$, 其中 $n_1\geq n_2\geq\dots\geq n_k\geq 1$, $k\geq 1$ 。

正整数n的这种表示称为正整数n的划分。求正整数n的不同划分个数。

例如, 正整数6有如下11种不同的划分:

```
6;
5+1;
4+2, 4+1+1;
3+3, 3+2+1, 3+1+1+1;
2+2+2, 2+2+1+1, 2+1+1+1+1;
1+1+1+1+1+1.
```

递归式和分治法

■ 例5 整数划分问题

前面的几个例子中，问题本身都具有比较明显的递归关系，因而容易用递归函数直接求解。在本例中，如果设 $p(n)$ 为正整数n的划分数，则难以找到递归关系，因此考虑增加一个自变量：将最大加数 n_1 不大于m的划分个数记作 $q(n,m)$ 。可以建立 $q(n,m)$ 的如下递归关系。

递归式和分治法

(1) $q(n,1)=1, n \geq 1$;
当最大加数 n_1 不大于1时，任何正整数n只有一种划分形式，即 $n=1+1+\dots+1$

(2) $q(n,m)=q(n,n), m \geq n$;
最大加数 n_1 实际上不能大于n。 $q(1,m)=1$ 。

(3) $q(n,n)=1+q(n,n-1)$;
正整数n的划分由 $n_1=n$ 的划分和 $n_1 \leq n-1$ 的划分组成。

(4) $q(n,m)=q(n,m-1)+q(n-m,m), n > m > 1$;
正整数n的最大加数 n_1 不大于m的划分由 $n_1=m$ 的划分和 $n_1 \leq m-1$ 的划分组成。

20

递归式和分治法

■ 例5 整数划分问题

前面的几个例子中，问题本身都具有比较明显的递归关系，因而容易用递归函数直接求解。在本例中，如果设 $p(n)$ 为正整数n的划分数，则难以找到递归关系，因此考虑增加一个自变量：将最大加数 n_1 不大于m的划分个数记作 $q(n,m)$ 。可以建立 $q(n,m)$ 的如下递归关系。

$$q(n,m) = \begin{cases} 1 & n = 1, m = 1 \\ q(n,n) & n < m \\ 1+q(n,n-1) & n = m \\ q(n,m-1) + q(n-m,m) & n > m > 1 \end{cases}$$

正整数n的划分数 $p(n) = q(n,n)$

递归式和分治法

■ 例5 整数划分问题

```
int q (int n, int m){  
    if((n<1)|| (m<1)) return 0;  
    if((n==1)|| (m==1)) return 1;  
    if(n<m) return q(n,n);  
    if(n==m) return q(n,m-1)+1;  
    return q(n,m-1)+q(n-m,m);  
}
```

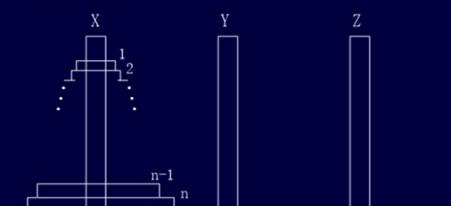
20

■ 例6：n阶Hanoi塔问题

将X上的圆盘移到Z上，要求按同样次序排列，且满足：

1. 每次只能移动一片
2. 圆盘可插在X,Y,Z任一塔座上
3. 任一时刻大盘不能压在小盘上

3座塔：X, Y, Z



23



n阶Hanoi塔问题Hanoi(n, x, y, z)，当n=0时，没盘子可供移动，什么也不做；当n=1时，可直接将1号盘子从x轴移动到z轴上；当n=2时，可先将1号盘子移动到y轴，再将2号盘子移动到z轴，最后将1号盘子移动到z轴；对于一般n>0的一般情况可采用如下分治策略进行移动

(1) 将1至n-1号盘从 x 轴移动至 y 轴，可递归求解

Hanoi(n-1, x, z, y);

(2) 将 n 号盘从 x 轴移动至 z 轴；

(3) 将1至n-1号盘从y轴移动至z轴，可递归求解

Hanoi(n-1, y, x, z)。

24/44

① 分解
设 $n > 1$
原问题：将 n 片从 X 移到 Z，Y 为辅助塔，可分解为：
 I. 将上面 $n-1$ 个盘从 X 移至 Y，Z 为辅助盘 //子问题特征属性与原问题相同
 II. 将 n^{th} 片从 X 移至 Z //数不同
 III. 将 Y 上 $n-1$ 个盘子移至 Z，X 为辅助盘

② 终结条件
 $n = 1$ 时，直接将编号为 1 的盘子从 X 移到 Z

```
void Hanoi (int n, char x, char y, char z) {
    // n 个盘子从 X 移至 Z，Y 为辅助
    if (n == 1) move(X, 1, Z); // 将 1 号盘子从 X 移至 Z, 打印
    else {
        Hanoi (n-1, x, z, y); // 源 X, 辅 Z, 目 Y
        move (x, n, z);
        Hanoi (n-1, y, x, z); // 源 Y, 辅 X, 目 Z
    }
}
```

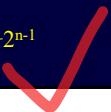
思考题：如果塔的个数变为 4 个，将 n 个圆盘从一个塔移动到另外一个塔，移动规则不变，求移动步数最小的方案

分析 Hanoi 塔问题移动圆盘的次数
 设 $T(n)$ 表示 n 个圆盘的 Hanoi 塔问题移动圆盘的次数，显然 $T(0)=0$ ，对于 $n>0$ 的一般情况采用如下分治策略：
 (1) 将 1 至 $n-1$ 号盘从 X 轴移动至 Y 轴，可递归求解 $Hanoi(n-1, X, Z)$ ；
 (2) 将 n 号盘从 X 轴移动至 Z 轴；
 (3) 将 1 至 $n-1$ 号盘从 Y 轴移动至 Z 轴，可递归求解 $Hanoi(n-1, Y, X, Z)$ 。
 在(1)与(3)中需要移动圆盘次数 $T(n-1)$ ，(2) 需要移动一次圆盘。可得如下的关系：

$$T(n) = 2T(n-1) + 1$$
 展开上式可得：

$$\begin{aligned} T(n) &= 2T(n-1) + 1 \\ &= 2[2T(n-2) + 1] + 1 \quad \text{使用 } O(2^n) \text{ 限界} \\ &= 2^2T(n-2) + 1 + 2 \\ &\dots \\ &= 2^nT(1) + 1 + 2 + \dots + 2^{n-1} \\ &= 2^n - 1 \end{aligned}$$

26/44



递归式和分治法



优点：结构清晰，可读性强，而且容易用数学归纳法来证明算法的正确性，因此它为设计算法、调试程序带来很大方便。

缺点：递归算法的运行效率较低，无论是耗费的计算时间还是占用的存储空间都比非递归算法要多。

递归式和分治法

解决方法：在递归算法中消除递归调用，使其转化为非递归算法

- 采用一个用户定义的栈来模拟系统的递归调用工作栈。该方法通用性强，但本质上还是递归，只不过人工做了本来由编译器做的事情，优化效果不明显。
- 用递推来实现递归函数。
- 通过变换能将一些递归转化为尾递归，从而迭代求出结果。

后两种方法在时空复杂度上均有较大改善，但其适用范围有限。

递归至非递归机械转化

- 机械地将任何一个递归程序转换为与其等价的非递归程序
- 五条规则：**
 - 设置一个栈（不妨用 S 表示），并且开始时将其置为空。
 - 在子程序入口处设置一个标号（不妨设为 L0）。
 - 对子程序中的每一递归调用，用以下几个等价操作来替换：
 - 保留现场：开辟栈顶存储空间，用于保存返回地址（不妨用 L_i , $i=1, 2, 3, \dots$ ）。
 - 调用层中的形参和局部变量的值（最外层调用不必考虑）。
 - 准备数据：为被调子程序准备数据，即计算实在参数的值，并赋给对应的形参。
 - 转入（子程序）执行，即执行 $goto L_0$ 。
 - 在返回处设一个标号 L_i ($i=1, 2, 3, \dots$)，并根据需要设置以下语句：若函数需要返回值，从回传变量中取出所保存的值并传递到相应的位置。

递归至非递归机械转化 (Cont.)

- 对返回语句，可用以下几个等价操作来替换：
 如果栈不空，则依次执行如下操作，否则结束本子程序，返回。
 - 回传数据：若函数需要返回值，将其值保存到回传变量中。
 - 恢复现场：从栈顶取出返回地址（不妨保存到 X 中）及各变量、形参值，并退栈。
 - 返回：按返回地址返回（即执行 $goto X$ ）。
- 对其中的非递归调用和返回操作可照搬。

递归式和分治法

- 作用：分析递归算法的运行时间
- 三种方法 (P37)
 - ❖ 替换法、迭代法(递归树法)、通用法(master method)
- 分治算法设计
 - 将一个问题分解为与原问题相似但规模更小的若干子问题，递归地解这些子问题，然后将这些子问题的解结合起来构成原问题的解。这种方法在每层递归上均包括三个步骤
 - ❖ Divide(分解)：将问题划分为若干个子问题
 - ❖ Conquer(求解)：递归地解这些子问题；若子问题Size足够小，则直接解决之
 - ❖ Combine(组合)：将子问题的解结合成原问题的解

31

递归式和分治法(续)

其中的第二步：递归调用或直接求解 (递归终结条件)

有的算法“分解”容易，有的则“组合”容易

■ 分治法举例

归并排序

- ① 分解：把n个待排序元素划分为两个Size为n/2的子序列
- ② 求解：递归调用归并排序将这两个子序列排序，若子序列长度为1时，已自然有序，无需做任何事情(直接求解)
- ③ 组合：将这两个已排序的子序列合并为一个有序的序列
显然，分解容易(一分为二)，组合难。

快速排序

分解难，组合易。 $A[1..k-1] \leq A[k] \leq A[k+1..n]$

32

Mergesort

- Split array $A[0..n-1]$ in two about equal halves and make copies of each half in arrays B and C
- Sort arrays B and C recursively
- Merge sorted arrays B and C into array A as follows:
 - ❖ Repeat the following until no elements remain in one of the arrays:
 - > compare the first elements in the remaining unprocessed portions of the arrays
 - > copy the smaller of the two into A , while incrementing the index indicating the unprocessed portion of that array
 - ❖ Once all elements in one of the arrays are processed, copy the remaining unprocessed elements from the other array into A .

33

Pseudocode of Mergesort

```
ALGORITHM Mergesort( $A[0..n - 1]$ )
  //Sorts array  $A[0..n - 1]$  by recursive mergesort
  //Input: An array  $A[0..n - 1]$  of orderable elements
  //Output: Array  $A[0..n - 1]$  sorted in nondecreasing order
  if  $n > 1$ 
    copy  $A[0..\lfloor n/2 \rfloor - 1]$  to  $B[0..\lfloor n/2 \rfloor - 1]$ 
    copy  $A[\lfloor n/2 \rfloor..n - 1]$  to  $C[0..\lceil n/2 \rceil - 1]$ 
    Mergesort( $B[0..\lfloor n/2 \rfloor - 1]$ )
    Mergesort( $C[0..\lceil n/2 \rceil - 1]$ )
    Merge( $B, C, A$ )
```

34

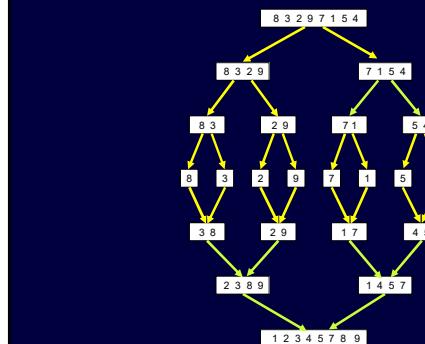
Pseudocode of Merge

```
ALGORITHM Merge( $B[0..p - 1], C[0..q - 1], A[0..p + q - 1]$ )
  //Merges two sorted arrays into one sorted array
  //Input: Arrays  $B[0..p - 1]$  and  $C[0..q - 1]$  both sorted
  //Output: Sorted array  $A[0..p + q - 1]$  of the elements of  $B$  and  $C$ 
   $i \leftarrow 0; j \leftarrow 0; k \leftarrow 0$ 
  while  $i < p$  and  $j < q$  do
    if  $B[i] \leq C[j]$ 
       $A[k] \leftarrow B[i]; i \leftarrow i + 1$ 
    else
       $A[k] \leftarrow C[j]; j \leftarrow j + 1$ 
     $k \leftarrow k + 1$ 
  if  $i = p$ 
    copy  $C[j..q - 1]$  to  $A[k..p + q - 1]$ 
  else
    copy  $B[i..p - 1]$  to  $A[k..p + q - 1]$ 
```



35

Mergesort Example



36

Analysis of Mergesort

- All cases have same efficiency: $\Theta(n \log n)$
- Number of comparisons in the worst case is close to theoretical minimum for comparison-based sorting:
It was proved that any sorting method that uses comparisons of keys must do at least $\lceil \log_2 n! \rceil \approx n \log_2 n - 1.44n$
Comparisons of keys (P107~108 textbook)
- Space requirement: $\Theta(n)$ (not in-place)
- Can be implemented without recursion (bottom-up)³⁷

递归式和分治法(续)

- 人们从大量实践中发现，在用分治法设计算法时，最好使子问题的规模大致相同。即将一个问题分成大小相等的k个子问题的处理方法是行之有效的。这种使子问题规模大致相等的做法是出自一种平衡(balancing)子问题的思想，它几乎总是比子问题规模不等的做法要好。

递归式和分治法(续)

■ 分治算法时间性能分析

- ◆ 设 $T(n)$ 是Size为n的执行时间，若Size足够小，如 $n \leq C$ (常数)，则直接求解的时间为 $\theta(1)$
- ① 设完成划分的时间为 $D(n)$
- ② 设分解时，划分为a个子问题，每个子问题为原问题的 $1/b$ ，则解各子问题的时间为 $aT(n/b)$
- ③ 设组合时间 $C(n)$

$$\therefore T(n) = \begin{cases} \theta(1) & \text{if } n \leq c // \text{边界} \\ aT(n/b) + D(n) + C(n) & \text{otherwise} // n/b < n, \text{否则无限递归} \end{cases}$$

例如归并排序 $a = 2, b = 2, D(n) = O(1), C(n) = \theta(n)$

39

40

递归式和分治法(续)

■ 分治算法分析(续)

- ◆ 一般地，解递归式(Recurrence, 定义见P37)时可忽略细节
- ① 假定函数参数为整数，如 $2T(n/2)$ 应为 $T(\lceil n/2 \rceil)$ 或 $T(\lfloor n/2 \rfloor)$
- ② 边界条件可忽略，当 n 较小时 $T(n) = \theta(1)$
- 因为这些细节一般只影响常数因子的大小，不改变量级。
- 求解时，先忽略细节，然后再决定其是否重要(P38)
- 但下面讨论时，我们尽量注意细节！

§ 4.1 替换法(代入法, Page 47~49)

- 1) 猜测解; 2) 用数学归纳法确定常数C，证明解正确
- Key: 用猜测的解代入到递归式中。
- 例1:
确定 $T(n) = 2T(\lfloor n/2 \rfloor) + n$ 的上界
猜测解 $T(n) = O(n \lg n)$ 假定对于所有正数m, 满足 $m < n$ 均成立
要证 $T(n) \leq cn \lg n$, 对某个常数 $c > 0$ 成立
假定它对于 $\lfloor n/2 \rfloor$ 成立, i. e., $T(\lfloor n/2 \rfloor) \leq c \lfloor n/2 \rfloor \lg \lfloor n/2 \rfloor$, 将它代入递归式中
$$\begin{aligned} T(n) &\leq 2(c \lfloor n/2 \rfloor \lg \lfloor n/2 \rfloor) + n \\ &\leq cn \lg(n/2) + n \\ &= cn \lg n - cn \lg 2 + n = cn \lg n - cn + n \leq cn \lg n \quad \text{只要 } c \geq 1 \end{aligned}$$

41

42

§ 4.1 替换法(续)

■ 例1(续)

下面证此解对边界条件亦成立
数学归纳法要求证明解在边界条件下也成立
假定 $T(0) = 0, T(1) = 1$, 而 $T(1) \leq C \cdot 1 \cdot \lg 1 = 0$ 不成立
但渐近界只要证 $T(n) \leq cn \lg n$ for $n \geq n_0$ 就行了
 $\therefore T(2) = 2T(1) + 2 = 4$
 $T(2) \leq C \cdot 2 \cdot \lg 2 = 2C$ 只要 $c \geq 2$ 即可

§ 4.1 替换法(续)

1. 做出好的猜测(没有一般方法, 只能凭经验)

- ① 与见过的解类似, 则猜测之。例如:

$$T(n)=2T(\lfloor n/2 \rfloor + 17) + n$$

当n足够大时, $\lfloor n/2 \rfloor$ 和 $\lceil n/2 \rceil$ 相差无几, 故上界应为 $c n \lg n$

- ② 先证较宽松的上、下界, 减小猜测范围。例如:

$$T(n)=2T(\lfloor n/2 \rfloor + n)$$

显然, $T(n)=\Omega(n)$ ∵ 式中有 “n” 这个项

$$T(n)=O(n^2) \because \text{最多分解 } O(n) \text{ 次, 每次时间为 } n$$

然后降低上界, 升高下界, 使它收敛于渐近界 $T(n)=\theta(n \lg n)$

§ 4.1 替换法(续)

2. 细节修正

- 有时猜测解是正确的, 但数学归纳法却不能直接证明其细节, 这是因为数学归纳法没有强大到足以证明其细节。这时可从猜测解中减去一个低阶项以使数学归纳法得以满足

- 例:

$$T(n)=T(\lfloor n/2 \rfloor) + T(\lceil n/2 \rceil) + 1$$

显然, 该解是 $O(n)$, 即证明 $T(n) \leq cn$

$$pf : T(n) \leq c(\lfloor n/2 \rfloor) + c(\lceil n/2 \rceil) + 1 // \text{由归纳假设代入}$$

$$= cn + 1 // \text{并不蕴含 } T(n) \leq cn$$

从解中减去一个常数猜测为: $T(n) \leq cn - b$ // 常数 $b \geq 0$

$$pf : T(n) \leq (c \lfloor n/2 \rfloor - b) + (c \lceil n/2 \rceil - b) + 1$$

$$= cn - 2b + 1 \leq cn - b // \text{只要 } b \geq 1, c > 0$$



44

§ 4.1 替换法(续)

3. 避免陷阱

- 与求和式的数学归纳法类似, 证明时渐近记号的使用易产生错误。

- 例:

$$\text{设 } T(n) = 2T(\lfloor n/2 \rfloor) + n$$

猜测 $T(n) \leq cn$ // 正确应为 $n \lg n$

$$pf : T(n) \leq c(\lfloor n/2 \rfloor) + n$$

$$\leq cn + n$$

≤ 0 (n) // wrong! 须证明 $T(n) \leq cn$ 的精确形式

45

§ 4.1 替换法(续)

4. 变量变换

- 有时改动变量能使未知递归式变为熟悉的式子。例如:

$$T(n)=2T(\lfloor \sqrt{n} \rfloor) + \lg n$$

$$\text{令 } m = \lg n, 2^m = n$$

$$\text{得 } T(2^m) = 2T(2^{m/2}) + m$$

$$\text{再令 } S(m) = T(2^m)$$

$$\text{得 } S(m) = 2S(m/2) + m // \text{例1的形式}$$

$$\therefore S(m) = O(m \lg m) \text{。将其改回到 } T \text{ 的形式}$$

$$T(n) = T(2^m) = S(m) = O(m \lg m) = O(\lg n \lg \lg n)$$

46

§ 4.2 迭代法(包含递归树方法求解递归式)

① 展开

- 无须猜测, 展开递归式, 使其成为仅依赖于n和边界条件的和式, 然后用求和方法定界。

- 例: $T(n)=3T(\lfloor n/4 \rfloor) + n$

47

§ 4.2 迭代法

$$T(n)=3T(\lfloor n/4 \rfloor) + n$$

$$= n + 3(\lfloor n/4 \rfloor + 3T(\lfloor n/4^2 \rfloor)) // \lfloor \lfloor n/4 \rfloor / 4 \rfloor = \lfloor n/16 \rfloor$$

$$= n + 3\lfloor n/4 \rfloor + 3^2 T(\lfloor n/4^2 \rfloor) = \dots // \text{再展开一次}$$

$$= n + 3\lfloor n/4 \rfloor + 3^2 \lfloor n/4^2 \rfloor + 3^3 T(\lfloor n/4^3 \rfloor)$$

已知规律, 无须继续展开, 要迭代展开多少次才能达其边界? 取决于自变量的大小。不妨设最后项为 i^{th} 项: $3^i T(\lfloor n/4^i \rfloor)$, 边界应为 $\lfloor n/4^i \rfloor \leq 1$, 即 $i \geq \log_4 n$

\therefore 当 $i = \log_4 n$ 时, 有 $T(1) = \theta(1)$

48

§ 4.2 迭代法(续)

① 展开(续)

■ 例: (接上页)

$$\begin{aligned} T(n) &\leq n + 3n/4 + 3^2 n/4^2 + \dots + 3^{\log_4 n} \theta(1) \\ &\leq n \sum_{i=0}^{\infty} \left(\frac{3}{4}\right)^i + \theta(n^{\log_4 3}) \quad // \text{Note: } 3^{\log_4 n} = n^{\log_4 3} \\ &= 4n + o(n) \quad // \text{小O} \\ &= O(n) \quad // \text{大O} \end{aligned}$$

49

§ 4.2 迭代法(续)

① 展开(续)

■ Keys

- ◆ 达到边界条件所需的迭代次数
- ◆ 迭代过程中的和式。若在迭代过程中已估计出解的形式，亦可用替换法
- ◆ 当递归式中包含 floor 和 ceiling 函数时，常假定参数 n 为一个整数次幂，以简化问题。例如上例可假定 n=4^k (k ≥ 0 的整数)，但这样 T(n) 的界只对 4 的整数幂成立。下节方法可克服此缺陷。

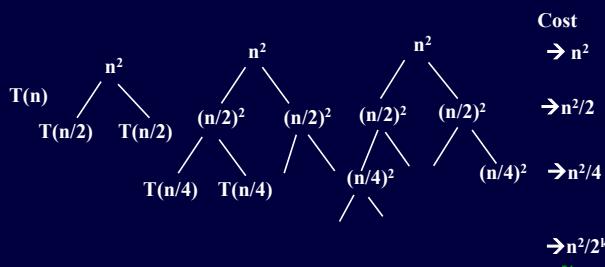
50

§ 4.2 迭代法(续)

② 递归树

■ 使展开过程直观化

■ 例: $T(n)=2T(n/2)+n^2$ (不妨设 $n=2^k$)



51

§ 4.2 迭代法(续)

② 递归树(续)

■ 例: $T(n)=2T(n/2)+n^2$ (续)

树高(层数): 树中最长路径, 求总成本时和式的项数

令: $(n/2)^2 = 1 \Rightarrow n = 2^k \Rightarrow k = \lg n$

树高: $\lg n + 1$

总成本: $\theta(n^2)$

■ 例: 更复杂, 树不一定是满二叉树, 叶子深度不尽相同

$$T(n)=T(n/3)+T(2n/3)+n$$

Fig.4.6

52

The Construction of a Recursion Tree

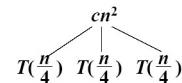
- Solve $T(n) = 3T(n/4) + \Theta(n^2)$, we have

$T(n)$

53

The Construction of a Recursion Tree

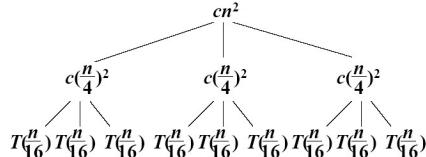
- Solve $T(n) = 3T(n/4) + \Theta(n^2)$, we have



54

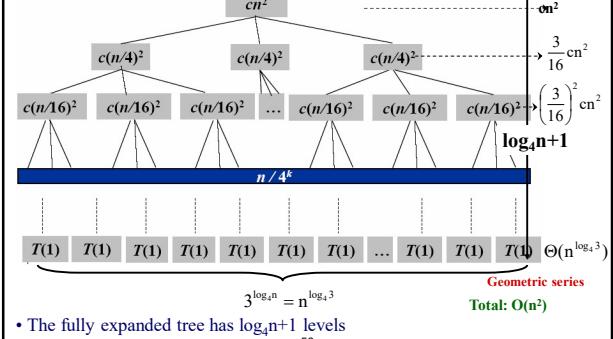
The Construction of a Recursion Tree

- Solve $T(n) = 3T(n/4) + \Theta(n^2)$, we have



55

Construction of Recursion Tree



§ 4.1 The master method (通用法, 万能法)

■ 可迅速求解

- $T(n) = aT(n/b) + f(n)$ //常数 $a \geq 1, b > 1, f(n)$ 渐近正
- 物理意义：将Size为n的问题划分为a个子问题，每个子问题Size为 n/b 。每个子问题的时间为 $T(n/b)$ ，划分和combine的时间为 $f(n)$ 。
- Note: n/b 不一定为整数，应为 $\lfloor n/b \rfloor$ 或 $\lceil n/b \rceil$ ，不会影响渐近界。

■ Th4.1 (master theorem Page 53)

设 $a \geq 1, b > 1$ 是整数， $f(n)$ 是函数， $T(n)$ 是定义在非负整数上的递归方程 $T(n) = aT(n/b) + f(n)$ ，这里 n/b 解释为 $\lfloor n/b \rfloor$ 或 $\lceil n/b \rceil$ ，则 $T(n)$ 的渐近界为：

57

§ 4.3 The master method(通用法, 万能法)(续)

■ Th4.1(master theorem)

- 若 $f(n) = O(n^{\log_b a - \varepsilon})$ 对某一常数 $\varepsilon > 0$ 成立，则 $T(n) = \Theta(n^{\log_b a})$
- 若 $f(n) = \Theta(n^{\log_b a})$ 则 $T(n) = \Theta(n^{\log_b a} \cdot \lg n)$
- 若 $f(n) = \Omega(n^{\log_b a + \varepsilon})$ 对某一常数 $\varepsilon > 0$ 成立，且 $af(n/b) \leq cf(n)$ 对某常数 $c < 1$ 及足够大的 n 成立，则 $T(n) = \Theta(f(n))$

证明从略

58

§ 4.3 The master method(通用法, 万能法)(续)

■ 该定理意义

- 比较 $f(n)$ 和 $n^{\log_b a}$ ，直观上两函数中较大者决定方程的解。

$$\text{case 1: } n^{\log_b a} \text{ 较大, } \therefore T(n) = \Theta(n^{\log_b a})$$

比 $f(n)$ 大一个多项式因子 n^ε

$$\text{case 3: } f(n) \text{ 较大, } \therefore T(n) = \Theta(f(n))$$

比 $n^{\log_b a}$ 大一个多项式因子 n^ε

case 2: 二者相同，其解乘上一对数因子

$$\therefore T(n) = \Theta(n^{\log_b a} \cdot \lg n) = \Theta(f(n) \lg n)$$

§ 4.3 The master method(通用法, 万能法)(续)

- Note: case1 & 3中，比较 f 和 $n^{\log_b a}$ 的大小均是相对多项式因子 n^ε 而言
- 这三种情况并未覆盖所有可能的 $f(n)$ ，即 case 1 & 2 及 case 2 & 3 间有间隙。

■ 例1: $T(n) = 9T(n/3) + n$

解: $a = 9, b = 3, f(n) = n$

$$n^{\log_b a} = n^{\log_3 9} = \Theta(n^2)$$

$$\therefore f(n) = O(n^{\log_3 9 - \varepsilon}), \text{ 这里 } \varepsilon = 1$$

即 $f(n)$ 比 $n^{\log_3 9}$ 小一多项式因子 n^1

故 $T(n) = \Theta(n^2)$ //case1

60

§ 4.3 The master method(通用法, 万能法)(续)

■ 例2:

$$T(n) = T(2n/3) + 1$$

解: $a = 1, b = 3/2, f(n) = \theta(1)$

$$n^{\log_{3/2} 1} = n^0 = 1 \quad // case 2$$

$$\therefore T(n) = \theta(\lg n)$$

61

§ 4.3 The master method(通用法, 万能法)(续)

■ 例3: $T(n) = 3T(n/4) + n \lg n$

$$\text{解: } n^{\log_b a} = n^{\log_4 3} = O(n^{0.793})$$

$$f(n) = n \lg n$$

$$\therefore f(n) = \Omega(n^{\log_4 3+\epsilon})$$

即 $f(n)$ 比 $n^{\log_b a}$ 大一多项式因子 $n^{0.2}$

对足够大的 n : $af(n/b) = 3(n/4)\lg(n/4)$

$$\leq \frac{3}{4}n \lg n = cf(n) \text{ 成立}$$

\therefore 满足 case3, 解为 $T(n) = \theta(n \lg n)$

62

§ 4.3 The master method(通用法, 万能法)(续)

■ 例4: $T(n) = 2T(n/2) + n \lg n$

$$\text{解: } n^{\log_b a} = n < f(n) = n \lg n$$

但是 $f(n)$ 并不大于 n 一个多项式因子 $n^\epsilon (\epsilon > 0)$

\therefore 对给定 $\epsilon > 0$, 对足够大的 n , $n^\epsilon > \lg n$,

$$\frac{n^\epsilon}{\lg n} \rightarrow \infty$$

\therefore 此解属于 case2 和 case3 之间,

不能用 master 定理

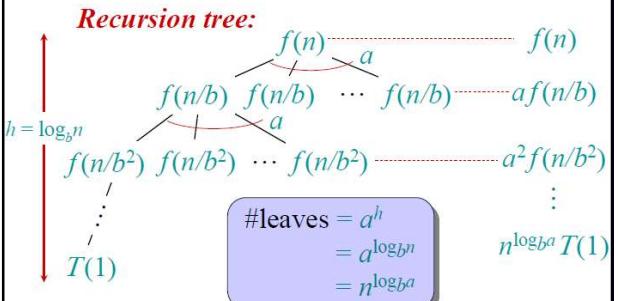


63

§ 4.3 The master method(通用法, 万能法)(续)

■ Master Theorem

Idea of master theorem



递归式和分治法

■ 分治法的适用条件

分治法所能解决的问题一般具有以下几个特征:

- (1) 该问题的规模缩小到一定的程度就可以容易地解决;
 - 因为问题的计算复杂性一般是随着问题规模的增加而增加, 因此大部分问题满足这个特征
- (2) 该问题可以分解为若干个规模较小的相同问题, 即该问题具有最优子结构性质;
 - 这条特征是应用分治法的前提, 它也是大多数问题可以满足的, 此特征反映了递归思想的应用

递归式和分治法

■ 分治法的适用条件(续)

(3) 利用该问题分解出的子问题的解可以合并为该问题的解;

- 能否利用分治法完全取决于问题是否具有这条特征, 如果具备了前两条特征, 而不具备第三条特征, 则可以考虑贪心算法或动态规划。

(4) 该问题所分解出的各个子问题是相互独立的, 即子问题之间不包含公共的子问题。

- 这条特征涉及到分治法的效率, 如果各子问题是不独立的, 则分治法要做许多不必要的工作, 重复地解公共的子问题, 此时虽然也可用分治法, 但一般用动态规划较好。

66

分治法的基本步骤

```
divide-and-conquer(P){
    if (| P | <= n0) adhoc(P); //解决小规模的问题
    divide P into smaller subinstances P1,P2,...,Pk; //分解问题
    for (i=1,i<=k,i++)
        yi=divide-and-conquer(Pi); //递归的解各子问题
    return merge(y1, ..., yk); //将各子问题的解合并为原问题的解
}
```

人们从大量实践中发现，在用分治法设计算法时，最好使子问题的规模大致相同。即将一个问题分成大小相等的k个子问题的处理方法是行之有效的。这种使子问题规模大致相等的做法是出自一种平衡(balancing)子问题的思想，它几乎总是比子问题规模不等的做法要好。

二分搜索技术

给定已按升序排好序的n个元素a[0:n-1]，现要在这些n个元素中找出一特定元素x。

分析：

- ✓ 该问题的规模缩小到一定的程度就可以容易地解决；

分析：如果n=1即只有一个元素，则只要比较这个元素和x就可以确定x是否在表中。因此这个问题满足分治法的第一个适用条件

- ✓ 该问题可以分解为若干个规模较小的相同问题；

- ✓ 分解出的子问题的解可以合并为原问题的解；

分析：比较x和a的中间元素a[mid]，若x=a[mid]，则x在L中的位置就是mid；如果x<a[mid]，由于a是递增排序的，因此假如x在a中的话，x必然排在a[mid]的前面，所以我们只要在a[mid]的前面查找x即可；如果x>a[i]，同理我们只要在a[mid]的后面查找x即可。无论是在前面还是后面查找x，其方法都和在a中查找x一样，只不过是查找的规模缩小了。这就说明了此问题满足分治法的第二个和第三个适用条件。

二分搜索技术(续)

- ✓ 分解出的各个子问题是相互独立的。

分析：很显然此问题分解出的子问题相互独立，即在a[i]的前面或后面查找x是独立的子问题，因此满足分治法的第四个适用条件。

69

二分搜索技术

■ 适用范围：顺序表、有序

■ 基本思想(分治法)

(1)设R[low..high] 是当前查找区间，首先确定该区间的中点
位置： mid= (low+high)/2 //整除

(2)将待查的K值与R[mid]比较，

- ① K=R[mid].key: 查找成功，返回位置mid
- ② K<R[mid].key: 则左子表R[low..mid-1]是新的查找区间
- ③ K>R[mid].key: 则右子表R[mid+1..high]是新的查找区间

初始的查找区间是R[1..n]，每次查找比较K和中间点元素，若查找成功则返回；否则当前查找区间缩小一半，直至当前查找区间为空时查找失败。

70

二分搜索技术

■ 算法：

```
int BinSearch( SeqList R, KeyType K ) {
    int mid, low=1, high=n;
    while ( low < high ) { //当前查找区间R[low..high]非空
        mid= (low+high)/2; //整除
        if ( R[mid].key==K )return mid; //成功返回位置mid
        if ( K<R[mid].key ) //两个子问题求解其中的一个
            high=mid-1; //在左区间中查找
        else
            low=mid+1; //在右区间中查找
    } // endwhile
    return 0; //当前查找区间为空时失败
}
```

71

二分搜索技术

算法复杂度分析：

每执行一次算法的while循环，待搜索数组的大小减少一半。因此，在最坏情况下，while循环被执行了O (lg n) 次。循环体内运算需要O(1) 时间，因此整个算法在最坏情况下的计算时间复杂性为O (lg n)

请同学思考如何用递归式的方法去分析binary search的时间上界

72

大整数乘法

■考虑两个n位的大整数A和B相乘，例如：

$$A = 12345678901357986429 \quad B = 87654321284820912836$$

小学的方法：

$$\begin{array}{cccccc} & a_1 & a_2 & \dots & a_n \\ & b_1 & b_2 & \dots & b_n \\ (d_{10}) & d_{11} & d_{12} & \dots & d_{1n} \\ (d_{20}) & d_{21} & d_{22} & \dots & d_{2n} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ (d_{n0}) & d_{n1} & d_{n2} & \dots & d_{nn} \end{array}$$

时间复杂度：O(n^2)

73

大整数乘法——第一种划分和组合算法

一个简单的例子：A * B，其中A = 2135，B = 4014

$$A = (21 \cdot 10^2 + 35), B = (40 \cdot 10^2 + 14)$$

$$\text{所以}, A * B = (21 \cdot 10^2 + 35) * (40 \cdot 10^2 + 14)$$

$$= 21 * 40 \cdot 10^4 + (21 * 14 + 35 * 40) \cdot 10^2 + 35 * 14$$

■采用分治法解决该问题：将一个n位的大整数划分为两个n/2位的大整数，即令A = A₁A₂，B = B₁B₂（其中A和B是两个n位的整数，A₁, A₂, B₁, B₂是n/2位的整数），那么

$$A * B = A_1 * B_1 \cdot 10^n + (A_1 * B_2 + A_2 * B_1) \cdot 10^{n/2} + A_2 * B_2$$

■时间复杂度：T(n)=4T(n/2)+O(n)=O(n²)

■计算复杂度没有得到改进！如果要改进时间复杂度，就必须减少子问题数量！

74

大整数乘法——第二种划分和组合算法

■改进的思想是将子问题的数量从4降到3：

$$(A_1 + A_2)(B_1 + B_2) = A_1B_1 + (A_1B_2 + A_2B_1) + A_2B_2, \text{ i.e.,}$$

$$(A_1B_2 + A_2B_1) = (A_1 + A_2)(B_1 + B_2) - A_1B_1 - A_2B_2,$$

这样，我们就仅需3次n/2位的大整数乘法即可((A₁ + A₂)(B₁ + B₂), A₁B₁和A₂B₂)。

■由此可得改进后的时间复杂度为：

$$T(n) = 3T(n/2) + O(n) = 3^{\log_2 n} = n^{\log_2 3} \approx n^{1.585}$$

➢如果将大整数分成更多段，用更复杂的方式把它们组合起来，将有可能得到更优的算法。

➢最终的，这个思想导致了快速傅利叶变换(Fast Fourier Transform)的产生。该方法也可以看作是一个复杂的分治算法。

Strassen矩阵乘法

◆传统方法：O(n³)

A和B的乘积矩阵C中的元素C[i,j]定义为：c[i][j] = $\sum_{k=1}^n A[i][k]B[k][j]$

若依此定义来计算A和B的乘积矩阵C，则每计算C的一个元素C[i][j]，需要做n次乘法和n-1次加法。

因此，算出矩阵C的n²个元素所需的计算时间为O(n³)。

Strassen矩阵乘法

■分治法：

使用与大整数乘法类似的技术，将矩阵A, B和C中每一矩阵都分块成4个大小相等的子矩阵。由此可将方程C=AB重写为：

$$\begin{bmatrix} C_{11} & C_{12} \\ C_{21} & C_{22} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} A_{11} & A_{12} \\ A_{21} & A_{22} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} B_{11} & B_{12} \\ B_{21} & B_{22} \end{bmatrix}$$

$$\text{由此可得: } C_{11} = A_{11}B_{11} + A_{12}B_{21}$$

$$C_{12} = A_{11}B_{12} + A_{12}B_{22}$$

$$C_{21} = A_{21}B_{11} + A_{22}B_{21}$$

$$C_{22} = A_{21}B_{12} + A_{22}B_{22}$$

$$\text{复杂度分析: } T(n) = \begin{cases} O(1) & n = 2 \\ 8T(n/2) + O(n^2) & n > 2 \end{cases} \quad T(n) = O(n^3)$$

Strassen矩阵乘法

为了降低时间复杂度，必须减少乘法的次数。

$$\begin{bmatrix} C_{11} & C_{12} \\ C_{21} & C_{22} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} A_{11} & A_{12} \\ A_{21} & A_{22} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} B_{11} & B_{12} \\ B_{21} & B_{22} \end{bmatrix}$$

子问题数量从8降到了7：

$$M_1 = A_{11}(B_{12} - B_{22})$$

$$M_2 = (A_{11} + A_{12})B_{22}$$

$$M_3 = (A_{21} + A_{22})B_{11}$$

$$M_4 = A_{22}(B_{21} - B_{11})$$

$$M_5 = (A_{11} + A_{22})(B_{11} + B_{22})$$

$$M_6 = (A_{12} - A_{22})(B_{21} + B_{22})$$

$$M_7 = (A_{11} - A_{21})(B_{11} + B_{12})$$

$$C_{11} = M_5 + M_4 - M_2 + M_6$$

$$C_{12} = M_1 + M_2$$

$$C_{21} = M_3 + M_4$$

$$C_{22} = M_5 + M_1 - M_3 - M_7$$

$$\text{复杂度分析: } T(n) = \begin{cases} O(1) & n = 2 \\ 7T(n/2) + O(n^2) & n > 2 \end{cases} \quad T(n) = O(n^{\log 7}) = O(n^{2.81})$$

Strassen's Matrix Multiplication

Strassen observed [1969] that the product of two matrices can be computed as follows:

$$\begin{matrix} \begin{pmatrix} C_{00} & C_{01} \\ C_{10} & C_{11} \end{pmatrix} \\ = \end{matrix} \begin{pmatrix} A_{00} & A_{01} \\ A_{10} & A_{11} \end{pmatrix} * \begin{pmatrix} B_{00} & B_{01} \\ B_{10} & B_{11} \end{pmatrix}$$

$$= \begin{pmatrix} M_1 + M_4 - M_5 + M_7 & M_3 + M_5 \\ M_2 + M_4 & M_1 + M_3 - M_2 + M_6 \end{pmatrix}$$

79

Formulas for Strassen's Algorithm

$$M_1 = (A_{00} + A_{11}) * (B_{00} + B_{11})$$

$$M_2 = (A_{10} + A_{11}) * B_{00}$$

$$M_3 = A_{00} * (B_{01} - B_{11})$$

$$M_4 = A_{11} * (B_{10} - B_{00})$$

$$M_5 = (A_{00} + A_{01}) * B_{11}$$

$$M_6 = (A_{10} - A_{00}) * (B_{00} + B_{01})$$

$$M_7 = (A_{01} - A_{11}) * (B_{10} + B_{11})$$

80

Strassen矩阵乘法

- 传统方法: $O(n^3)$
- 分治法: $O(n^{2.81})$
- 更快的方法??
- Hopcroft和Kerr已经证明(1971), 计算2个 2×2 矩阵的乘积, 7次乘法是必要的。因此, 要想进一步改进矩阵乘法的时间复杂性, 就不能再基于计算 2×2 矩阵的7次乘法这样的方法了。或许应当研究 3×3 或 5×5 矩阵的更好算法。
- 在Strassen之后又有许多算法改进了矩阵乘法的计算时间复杂性。目前最好的计算时间上界是 $O(n^{2.376})$

Strassen矩阵乘法 discussion

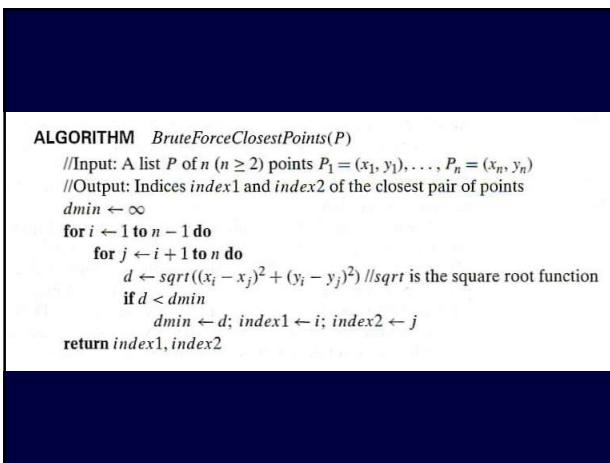
- 采用Strassen算法需要创建大量动态二维数组, 其中分配堆内存空间将占用大量计算时间, 从而掩盖了Strassen算法的优势;
- 可以对Strassen算法做出改进, 设定一个界限。当 $n <$ 界限时, 使用brute force method计算矩阵相乘, 而不继续分治递归;
- 动手题: 实际实现Strassen alg时, 当矩阵规模小于 threshold时, 常常会切换到Brute Force实现, 在自己计算机上确定最佳threshold

Closest-Pair Problem

最接近点对问题

Closest-Pair Problem

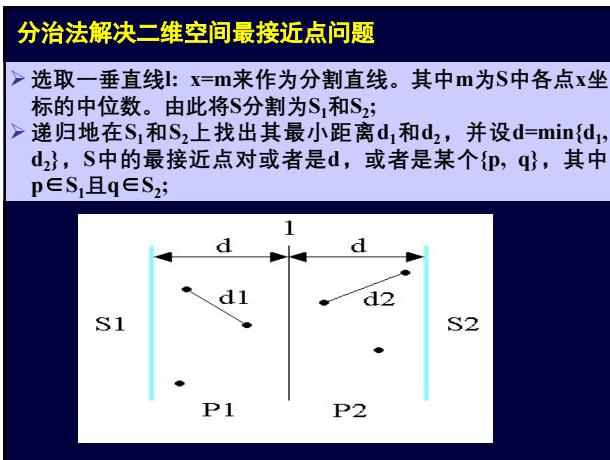
- ❖ Find the two closest points in a set of n points (for instance, in the two-dimensional Cartesian plane). 给定平面上 n 个点, 找其中的一对点, 使得在 n 个点所组成的所有点对中, 该点对间的距离最小
- ❖ Brute-force algorithm
 - Compute the distance between every pair of distinct points and return the indexes of the points for which the distance is the smallest.
 - 将每一个点与其他 $n-1$ 个点的距离算出, 找出最小距离的点对即可。



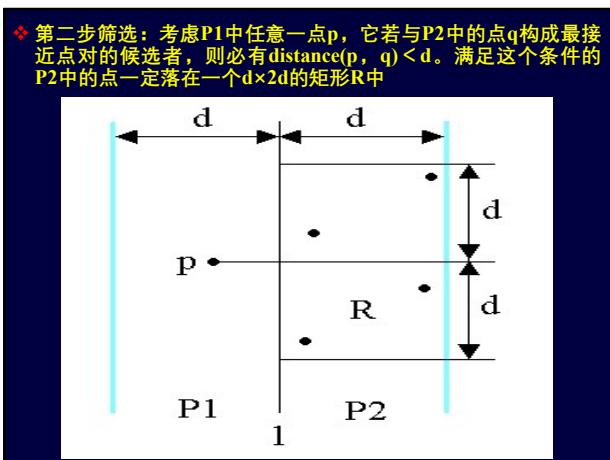
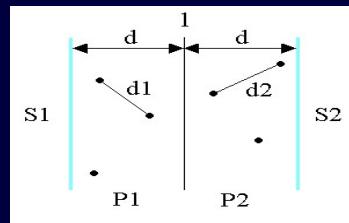
❖ Sketch:

➤ 严格来讲，最近点对可能多于一对，为简便起见，我们只找其中的一对作为问题的解。

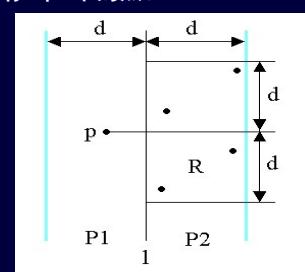
➤ 已经证明，该算法的计算时间下界是 $\Omega(n \log n)$ 。



❖ 第一步筛选：如果最近点对由 S_1 中的 p_3 和 S_2 中的 q_3 组成，则 p_3 和 q_3 一定在划分线 L 的距离 d 内。



R 中的点具有稀疏性
 P_2 中任何 2 个 S 中的点的距离都不小于 d 。由此可以推出矩形 R 中最多只有 6 个 S 中的点。



在分治法求解过程中的合并(Combine)步骤中最多只需要检查 $6 \times n/2 = 3n$ $O(n)$ 个候选点对！

R中最多只有6个S中的点

- 证明：将矩形R的长为 $2d$ 的边3等分，将它的长为 d 的边2等分，由此导出 6 个 $(d/2) \times (2d/3)$ 的矩形。
- 若矩形R中有 >6 个S中的点，则由鸽舍原理易知至少有一个 $(d/2) \times (2d/3)$ 的小矩形中有 2 个以上S中的点。
- 设 u, v 是位于同一个小矩形中的 2 个点，则令他们之间距离表示为：
distance(u, v)，计算公式如下

$$(x(u) - x(v))^2 + (y(u) - y(v))^2 \leq (d/2)^2 + (2d/3)^2 = \frac{25}{36}d^2$$

如何确定要检查哪6个点

- P_2 中与点 p 最接近这6个候选点的纵坐标与 p 的纵坐标相差不超过 d 。
- 因此，若将 P_1 和 P_2 中所有点按其y坐标排好序，则对 P_1 中所有点，对排好序的点列作一次扫描，就可以找出所有最接近点对的候选者。对 P_1 中每一点最多只要检查 P_2 中排好序的相继6个点。

```
double cpair2(S)
{
    n=|S|;
    if (n < 2) return ;
    1、 m=S中各点x坐标的中位数;
        构造S1和S2;           ──────────> O(n)
        //S1={p ∈ S|x(p)<=m},
        S2={p ∈ S|x(p)>m}
    2、 d1=cpair2(S1);
        d2=cpair2(S2);       ──────────> 2T(n/2)
    3、 dm=min(d1,d2);   ──────────> 常数时间
}
```

4、设 P_1 是 S_1 中距垂直分割线 ℓ 的距离在 d_m 之内的所有点组成的集合；
 P_2 是 S_2 中距分割线 ℓ 的距离在 d_m 之内的所有点组成的集合；
 将 P_1 和 P_2 中点依其 y 坐标值排序；
 并设 X 和 Y 是相应的已排好序的点列；
 $O(n)$

5、通过扫描 X 以及对于 X 中每个点检查 Y 中与其距离在 d_m 之内的所有点(最多 6 个)可以完成合并；
 当 X 中的扫描指针逐次向上移动时， Y 中的扫描指针可在宽为 $2d_m$ 的区间内移动
 ；
 设 d 是按这种扫描方式找到的点对间的最小距离；
 $O(n)$

6、
 $d=\min(d_m, d_i);$
 return d ; 常数时间
 }

Time Complexity Analysis

- ①、⑤用了 $O(n)$ 时间；
- ②用了 $2T(n/2)$ 时间
- ③、⑥用了常数时间
- ④在预排序的情况下用时 $O(n)$

$$T(n) = \begin{cases} O(1) & n < 4 \\ 2T(n/2) + O(n) & n \geq 4 \end{cases}$$

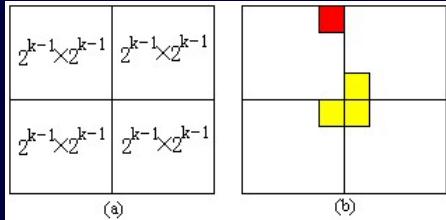
$$T(n) = O(n \log n)$$

棋盘覆盖

在一个 $2^k \times 2^k$ 个方格组成的棋盘中，恰有一个方格与其它方格不同，称该方格为一特殊方格，且称该棋盘为一特殊棋盘。在棋盘覆盖问题中，要用图示的4种不同形态的L型骨牌覆盖给定的特殊棋盘上除特殊方格外的所有方格，且任何2个L型骨牌不得重叠覆盖。

棋盘覆盖

当 $k>0$ 时，将 $2^k \times 2^k$ 棋盘分割为4个 $2^{k-1} \times 2^{k-1}$ 子棋盘(a)所示。特殊方格必位于4个较小子棋盘之一中，其余3个子棋盘中无特殊方格。为了将这3个无特殊方格的子棋盘转化为特殊棋盘，可以用一个L型骨牌覆盖这3个较小棋盘的会合处，如(b)所示，从而将原问题转化为4个较小规模的棋盘覆盖问题。递归地使用这种分割，直至棋盘简化为棋盘 $k=1$ 。



棋盘覆盖

```

void chessBoard(int tr, int tc, int dr, int dc, int size)
{
    if (size == 1) return;
    int t = tile++, // L型骨牌号
        s = size/2; // 分割棋盘
    // 覆盖左上角子棋盘
    if (dr < tr + s && dc < tc + s)
        // 特殊方格在此棋盘中
        chessBoard(tr, tc, dr, dc, s);
    else // 此棋盘中无特殊方格
        // 用 t 号 L型骨牌覆盖右下角
        board[tr + s - 1][tc + s - 1] = t;
    // 覆盖其余方格
    chessBoard(tr, tc, tr+s-1, tc+s-1, s);
    // 覆盖右上角子棋盘
    if (dr < tr + s && dc >= tc + s)
        // 特殊方格在此棋盘中
        chessBoard(tr, tc, dr, dc, s);
    else // 此棋盘中无特殊方格
        // 用 t 号 L型骨牌覆盖左下角
        board[tr + s][tc + s - 1] = t;
    // 覆盖其余方格
    chessBoard(tr, tc, tr+s, tc+s-1, s);
    // 覆盖右下角子棋盘
    if (dr >= tr + s && dc >= tc + s)
        // 特殊方格在此棋盘中
        chessBoard(tr+s, tc+s, dr, dc, s);
    else // 用 t 号 L型骨牌覆盖左上角
        board[tr + s][tc + s] = t;
    // 覆盖其余方格
    chessBoard(tr+s, tc+s, tr+s, tc+s, s);
}

```

复杂度分析： $T(k) = \begin{cases} O(1) & k = 0 \\ 4T(k-1) + O(1) & k > 0 \end{cases}$ $T(n) = O(4^k)$ 演进意义上的最优算法

循环赛日程表

设计一个满足以下要求的比赛日程表：

- (1) 每个选手必须与其他 $n-1$ 个选手各赛一次；
- (2) 每个选手一天只能赛一次；
- (3) 循环赛一共进行 $n-1$ 天。

按分治策略，将所有的选手分为两半， n 个选手的比赛日程表就可以通过为 $n/2$ 个选手设计的比赛日程表来决定。递归地用对选手进行分割，直到只剩下2个选手时，比赛日程表的制定就变得很简单。这时只要让这2个选手进行比赛就可以了。

1	2	3	4	5	6	7	8
2	1	4	3	6	5	8	7
3	4	1	2	7	8	5	6
4	3	2	1	8	7	6	5
5	6	7	8	1	2	3	4
6	5	8	7	2	1	4	3
7	8	5	6	3	4	1	2
8	7	6	5	4	3	2	1

Chapter 7. Quicksort

100

§ 7 快速排序

尽管最坏时间是 $\theta(n^2)$ ，但期望时间为 $\theta(n \lg n)$

基于比较排序的时间下界为： $\lg n! \approx n \lg n - 1.44n + O(\lg n)$
快速排序平均 $1.39n \lg n + O(n)$ ，系数较小故称“快排”

1. 算法描述

① 方法

Divide: $A[p..r] \Rightarrow A[p..q-1] \leq A[q] \leq A[q+1..r]$

Conquer: 递归对 $A[p..q-1]$, $A[q+1..r]$ 快排

终结条件，区间长度为1时空操作

Combine: 空操作

101

§ 7 快速排序（续）

② 算法

```

QuickSort (A, p, r) {
    if (p < r) {
        q ← Partition(A, p, r); // 划分区 A[q] 已正确
        QuickSort(A, p, q - 1);
        QuickSort(A, q + 1, r);
    }
}

```

102

§ 7 快速排序 (续)

③ 划分

```

Partition( $A, p, r$ ) {
     $x \leftarrow A[r]$ ; // 区间最后元素为划分元
     $i \leftarrow p - 1$ ;
    for  $j \leftarrow p$  to  $r - 1$  do { // 始终有  $i \leq j$ 
        if ( $A[j] \leq x$ ) { // 使  $A[p..i] \leq x$ 
             $i \leftarrow i + 1$ ;
             $A[i] \leftrightarrow A[j]$ ;
        } // end if 若含  $A[j] > x$  时,  $j$  加 1
    } // end for
     $A[i + 1] \leftrightarrow A[r]$ ; // 划分元位置为  $i + 1$ 
    return  $i + 1$ ;
}

```

103

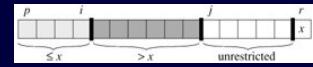
§ 7 快速排序 (续)

■ 循环不变量

- I. $A[p..i] \leq x$
- II. $A[i+1..j-1] > x$
- III. $A[j..r-1]$ 尚未确定
- IV. $A[r]=x$

■ Note:

这种划分使得: $A[p..q-1] \leq A[q] < A[q+1..r]$

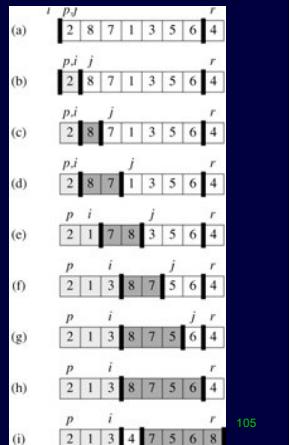


104

§ 7 快速排序 (续)

■ 循环不变量

- I. $A[p..i] \leq x$
- II. $A[i+1..j-1] > x$
- III. $A[j..r-1]$ 尚未确定
- IV. $A[r]=x$



105

§ 7 快速排序 (续)

2. 性能分析

■ 划分是否平衡?

① 最坏划分: (已有序)

$$\begin{aligned}
 T(n) &= T(n-1) + T(0) + \theta(n) \quad // \text{有一子区间为空} \\
 &= T(n-1) + \theta(n) \\
 &= \sum_{k=1}^n \theta(k) = \theta(\sum_{k=1}^n k) = \theta(n^2)
 \end{aligned}$$

② 最好划分: (两子问题大小大致相等)

$$\begin{aligned}
 T(n) &= 2T(n/2) + \theta(n) \\
 &= \theta(n \lg n) \quad // \text{由 master 定理}
 \end{aligned}$$

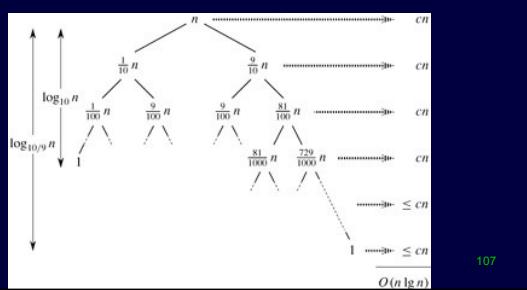
106

§ 7 快速排序 (续)

③ 平衡划分

快排平均时间接近于最好情况, 设划分总是产生9:1划分

$$T(n) \leq T(9n/10) + T(n/10) + cn$$



107

§ 7 快速排序 (续)

③ 平衡划分

\because 任何底大于1的对数与以2为底的对数之间只相差一常数因子

\therefore 任何常数比例 (如99:1, 999:1) 的划分, 树高仍为 $O(\lg n)$, 从而快排时间为 $O(n \lg n)$

108

§ 7 快速排序 (续)

3. 随机版本 (P100)

- 快速排序的平均性能假定：输入的所有排列是等可能的
- 算法随机化是指：
算法行为不仅由输入确定，而且与随机数发生器产生的值有关。强迫输入分布是随机的

```
RandomizedPartition (A, p, r) { //取代原partition
    i ← Random(p, r); //在[p..r]中选随机数i
    A[r] ↔ A[i];
    return Partition (A, p, r); //取A[r]作划分元
}
```

109

§ 7 快速排序 (续)

3. 随机版本

- 但随机化算法分析较困难
- 该算法非常有效，在排序过程中，某次随机选择最坏不会影响总体效果

- Ex 7.2-5
- 上机作业：写2个快排版本比较之

110